

(19) 日本国特許庁 (JP)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開2000-66961

(P2000-66961A)

(43) 公開日 平成12年3月3日(2000.3.3)

(51) Int.Cl.⁷
G 06 F 12/16
3/06
G 11 B 20/10
20/12

識別記号
3 1 0
3 0 6

F I
G 06 F 12/16
3/06
G 11 B 20/10
20/12

3 1 0 R 5 B 0 1 8
3 0 6 B 5 B 0 6 5
C 5 D 0 4 4

テーマコード(参考)

審査請求 有 請求項の数9 OL (全8頁)

(21) 出願番号 特願平10-238896

(22) 出願日 平成10年8月25日(1998.8.25)

hasebe, Yoshihiro.

(71) 出願人 000119793

茨城日本電気株式会社

茨城県真壁郡関城町関館字大茶367-2

(72) 発明者 長谷部賀洋

茨城県真壁郡関城町関館字大茶367-2

茨城日本電気株式会社内

(74) 代理人 100070219

弁理士 若林忠(外4名)

Fターム(参考) 5B018 GA06 MA12

5B065 BA01 EA15

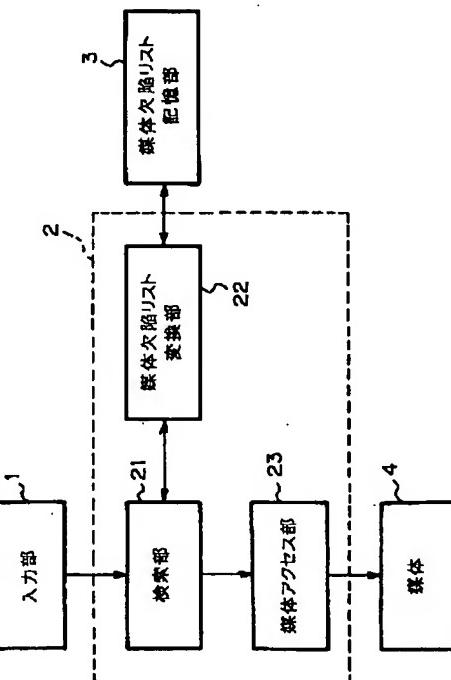
5D044 BC01 CC04 DE03 DE38 DE64

(54) 【発明の名称】 磁気ディスク装置のアドレス変換方法、磁気ディスク装置、アドレス変換プログラムを記録した記録媒体

(57) 【要約】

【課題】 論理アドレスから物理アドレスへ変換するときの媒体欠陥リストのサーチを高速化する。

【解決手段】 媒体欠陥リスト変換部12は、オフセット値で指定された、媒体欠陥リスト上の物理アドレスからオフセット値を減算し、検索部21に値を渡す。検索部21は、媒体欠陥リスト変換部12に対し、オフセット値を指定することにより、オフセット値で示される、媒体欠陥リスト上の物理アドレスを、媒体欠陥リスト変換部12により仮想論理アドレスに変換する。検索部11は、指定された論理アドレスと媒体欠陥リスト変換部12で得られた仮想論理アドレスでサーチをおこなう。サーチは、媒体欠陥テーブルに、論理アドレスより大きい仮想論理アドレスが現れた時点で終了する。サーチの結果得られたオフセット値を論理アドレスに加算することにより物理アドレスが求まる。



1

【特許請求の範囲】

【請求項1】 磁気ディスク上の媒体欠陥セクタの位置が、欠陥セクタを含む全てのセクタに対して昇順に割り付けられた物理アドレスで欠陥セクタ毎に登録され、0から昇順にアドレスが割り付けられたオフセット値により参照が行なわれる媒体欠陥リストを用いて、指定された論理アドレスを物理アドレスに変換する、磁気ディスク装置のアドレス変換方法であって、

指定されたオフセット値に対応する、前記媒体欠陥リスト上の物理アドレスから該オフセット値を減算し、その結果、得られた仮想論理アドレスが前記指定された論理アドレスより大きくなるまで前記オフセット値を変化させ、オフセット値の最終値に前記論理アドレスを加算することにより物理アドレスを得る、磁気ディスク装置のアドレス変換方法。

【請求項2】 前記の指定された論理アドレスと前記仮想論理アドレスを比較する領域を前記媒体欠陥リスト全体に設定するステップと、

前記領域の大きさが1かどうか判定するステップと、前記領域の大きさが1でない場合、設定された領域の半分のオフセット値を計算するステップと、

前記オフセット値に対応する、前記媒体欠陥リスト上の物理アドレスから該オフセット値を減算して、前記仮想論理アドレスを得るステップと、

指定された論理アドレスと前記仮想論理アドレスを比較するステップと、

前者が後者以上であれば、現在設定されている領域の、現在のオフセットより大きい領域を新しい領域に設定し、後者が前者より大きければ、現在設定されている領域の現在のオフセット値以下の領域を新しい領域に設定し、2番目のステップに戻るステップと、

前記領域の大きさが1であれば、現在のオフセット値を前記論理アドレスに加算し、物理アドレスを得るステップを有する、請求項1記載の方法。

【請求項3】 前記オフセット値を前記媒体欠陥リストの先頭に設定するステップと、

前記オフセット値が前記媒体欠陥リストの最後かどうか判定するステップと、

前記オフセット値が前記媒体欠陥リストの最後でなければ、該オフセット値に対応する、前記媒体欠陥リスト上の物理アドレスから該オフセット値を減じて、前記仮想論理アドレスを得るステップと、

指定された論理アドレスと前記仮想論理アドレスを比較するステップと、

前者が後者以上であれば、前記オフセット値に1を加算し、2番目のステップに戻るステップと、

前記オフセット値がリストの最後の場合、および前記仮想論理アドレスが前記論理アドレスより大きい場合、前記オフセット値を前記論理アドレスに加算し、物理アドレスを得るステップを有する、請求項1記載の方法。

2

【請求項4】 論理アドレスで記録媒体にアクセスし、かつ媒体欠陥処理を行う磁気ディスク装置において、磁気ディスク上の媒体欠陥セクタの位置が、欠陥セクタを含む全てのセクタに対して昇順に割り付けられた物理アドレスで欠陥セクタ毎に登録され、0から昇順にアドレスが割り付けられたオフセット値により参照が行なわれる媒体欠陥リストを記憶している媒体欠陥リスト記憶部と、

指定されたオフセット値に対応する、前記媒体欠陥リスト上の物理アドレスから該オフセット値を減算し、結果を仮想論理アドレスとして出力する媒体欠陥リスト変換手段と、

前記媒体欠陥リスト変換手段に対してオフセット値を指定することにより前記仮想論理アドレスを得、指定された論理アドレスより大きい仮想論理アドレスが現われるまでオフセット値を変化させ、オフセット値の最終値を前記論理アドレスに加算することにより物理アドレスを得る検索手段と、

媒体の、前記検索手段で得られた物理アドレスのセクタにアクセスする媒体アクセス手段を有することを特徴とする磁気ディスク装置。

【請求項5】 前記検索手段は、前記オフセット値を前記媒体欠陥リストの先頭に設定した後、設定された領域の半分のオフセットを計算し、前記媒体欠陥リスト変換手段により仮想論理アドレスを求め、前記論理アドレスを該仮想論理アドレスと比較し、前者が後者以上であれば、現在設定されている領域の、現在のオフセット値より大きい領域を新しい領域に設定し、後者が前者より大きければ、現在設定されている領域の、現在のオフセット以下との領域を新しい領域に設定することを、領域の大きさが1になるまで繰返し、最終のオフセット値を前記論理アドレスに加算し、物理アドレスを得る、請求項4記載の装置。

【請求項6】 前記検索手段は、前記オフセット値を前記媒体欠陥リストの先頭に設定した後、前記媒体欠陥リスト変換手段により仮想論理アドレスを求め、前記論理アドレスを前記仮想論理アドレスと比較し、前者が後者以上であればオフセット値に1を加算することを、オフセット値が前記媒体欠陥リストの最後になるか、前記論理アドレスが前記仮想論理アドレスより小さくなるまで繰返し、最終のオフセット値を前記論理アドレスに加算し、物理アドレスを得る、請求項4記載の装置。

【請求項7】 磁気ディスク上の媒体欠陥セクタの位置が、欠陥セクタを含む全てのセクタに対して昇順に割り付けられた物理アドレスで欠陥セクタ毎に登録され、0から昇順にアドレスが割り付けられたオフセット値により参照が行なわれる媒体欠陥リストを用いて、指定された論理アドレスを物理アドレスに変換する、アドレス変換プログラムであって、

50 指定されたオフセット値に対応する、前記媒体欠陥リス

ト上の物理アドレスから該オフセット値を減算し、結果を仮想論理アドレスとして出力する媒体欠陥リスト変換処理と、

前記媒体欠陥リスト変換処理に対してオフセット値を指定することにより前記仮想論理アドレスを得、指定された論理アドレスより大きい仮想論理アドレスが現われるまでオフセット値を変化させ、オフセット値の最終値を前記論理アドレスに加算することにより物理アドレスを得る検索手段と、

媒体の、前記検索手段で得られた物理アドレスのセクタにアクセスする媒体アクセス処理をコンピュータに実行させるためのアドレス変換プログラムを記録した記録媒体。

【請求項8】 前記検索処理は、前記オフセット値を前記媒体欠陥リストの先頭に設定した後、設定された領域の半分のオフセットを計算し、前記媒体欠陥リスト変換処理により仮想論理アドレスを求め、前記論理論理アドレスを該仮想アドレスと比較し、前者が後者以上であれば、現在設定されている領域の、現在のオフセット値より大きい領域を新しい領域に設定し、後者が前者より大きければ、現在設定されている領域の、現在のオフセット値以下の領域を新しい領域に設定することを、領域の大きさが1になるまで繰返し、最終のオフセット値を前記論理アドレスに加算し、物理アドレスを得る、請求項7記載の記録媒体。

【請求項9】 前記検索処理は、前記オフセット値を前記媒体欠陥リストの先頭に設定した後、前記媒体欠陥リスト変換処理により仮想論理アドレスを求め、前記論理アドレスを前記仮想論理アドレスと比較し、前者が後者以上であれば、前記オフセット値に1を加算することを、前記オフセット値が前記媒体欠陥リストの最後になるか、前記論理アドレスが前記仮想論理アドレスより小さくなるまで繰返し、最終のオフセット値を前記論理アドレスに加算し、物理アドレスを得る、請求項7記載の記録媒体。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】 本発明は、論理アドレスでアクセスし、かつ媒体欠陥処理を行う磁気ディスク装置における、論理アドレスから物理アドレスの変換方法に関する。

【0002】

【従来の技術】 従来の、物理アドレスから論理アドレスへの変換方法は、次の通りである。論理アドレスの“0”から目的の論理アドレスまで欠陥セクタが無ければ、論理アドレスと物理アドレスは一致する。最初に、目的の論理アドレスまで欠陥セクタが無いと仮定して、目的の論理アドレスを仮の物理アドレスとする（これを、以下、仮物理アドレスとする）。仮物理アドレス以下の物理アドレスが媒体欠陥リストに無いかサーチをお

こない、サーチの結果、欠陥セクタが無ければ、仮物理アドレスは真の物理アドレスとなり、処理は終了する。しかし、サーチの結果、欠陥セクタがあれば、真の物理アドレスは、仮物理アドレスに、サーチで得られた仮物理アドレスまでの欠陥セクタ数を加算したアドレス以上の値である。そこで、媒体欠陥リストの、現在の仮物理アドレスより大きな領域に対し、仮物理アドレスに欠陥セクタ数を加算したもの再び、仮物理アドレスとして設定し、この仮物理アドレスでサーチを行う。このシーケンスを繰り返し、サーチ時に欠陥セクタが検出されない状態になれば、その仮物理アドレスが、真の物理アドレスとして決定する。

【0003】

【発明が解決しようとする課題】 上述した従来のアドレス変換方法は、媒体欠陥リストに対してサーチを行い、媒体欠陥セクタが無くなるまで、繰り返しサーチを行わなければならないので、処理速度が遅いという問題点がある。

【0004】 本発明の目的は、論理アドレスから物理アドレスへ変換するときの媒体欠陥リストのサーチを高速化するアドレス変換方法および磁気ディスク装置を提供することにある。

【0005】

【課題を解決するための手段】 媒体欠陥リストは、磁気ディスク上の媒体欠陥セクタの位置が、欠陥セクタを含む全てのセクタに対して昇順に割り付けられた物理アドレスで欠陥セクタ毎に登録され、0から昇順にアドレスが割り付けられたオフセット値により参照が行なわれる。

【0006】 このような媒体欠陥リストに対して、本発明は、指定されたオフセット値に対応する、媒体欠陥リスト上の物理アドレスから該オフセット値を減算し、その結果、得られる仮想論理アドレスが指定された論理アドレスより大きくなるまで前記オフセット値を変化させ、オフセット値の最終値を論理アドレスに加算することにより物理アドレスを得る。

【0007】 媒体欠陥リストの物理アドレスを逐次仮想論理アドレスに変換することにより、媒体欠陥リストのサーチを1回におさえることができる。

【0008】

【発明の実施の形態】 次に、本発明の実施の形態について図面を参照して説明する。

【0009】 図1を参照すると、本実施形態は、ホストからの論理アドレスを受け取る入力部1と、入力部1で得られた論理アドレスを用いて、媒体欠陥リスト記憶部3の媒体欠陥リスト100へのサーチを、媒体欠陥リスト変換部22により変換された仮想論理アドレスを用いておこない、サーチの結果得られたオフセット値を欠陥セクタ数として、論理アドレスに加算することにより物理アドレスを得る検索部11と、検索部11から指定さ

れたオフセット値で、媒体欠陥リスト100の物理アドレスを取得し、その物理アドレスからオフセット値を減算することにより、仮想論理アドレスへの変換を行い、検索部11に渡す媒体欠陥アドレス変換部12と、検索部11により得られた物理アドレスで、媒体4へのリード／ライトを行う媒体アクセス部13からなる。

【0010】図2は、媒体欠陥リスト記憶部3に記憶されている媒体欠陥リスト100の内容を示す。媒体欠陥リスト100は欠陥セクタの物理アドレスを記憶しており、1つの媒体欠陥につき1つの領域を使用し、昇順にならんでいる。媒体欠陥リスト100へのアクセスは、媒体欠陥リスト記憶部3に対し、媒体欠陥リスト100のオフセット値を指定することにより実現する。

【0011】図3は、媒体4のフォーマットを示している。媒体の全てのセクタに対し、先頭から昇順にアドレスを割り当て物理アドレスとし、また、欠陥セクタでないセクタは、先頭から順番に論理アドレスを割り当てる。

【0012】通常、物理アドレスから論理アドレスへの変換は、論理アドレスまでの欠陥セクタの数が解れば、論理アドレスに、この欠陥セクタの数を加算すれば求めることができる。

【0013】しかし、このためには、指定された論理アドレスに該当する物理アドレスがなければ、欠陥セクタの数は、単純に求めることはできない。

【0014】そこで、欠陥セクタが全く無い場合は、論理アドレスと物理アドレスは一致することを利用する。与えられた論理アドレスを物理アドレスであると仮定し、媒体欠陥テーブル100の物理アドレスに対しサーチをおこなう。この結果、対象の論理アドレスまで欠陥セクタが無ければ、仮に決定した物理アドレスは、眞の物理アドレスとなる。欠陥セクタがあれば、少なくとも、その欠陥セクタの数を、仮の物理アドレスに加算した以上の値が、眞の物理アドレスになるはずである。そして、欠陥セクタの数を加算した範囲にある欠陥セクタを再びサーチし、逐次、欠陥セクタが検出できなくなるまで繰り返せば、物理アドレスが求まる。しかし、この方法では、サーチを繰り返さなければならないので、処理に時間がかかる。

【0015】本方法では、媒体欠陥アドレス変換部12により、物理アドレスから変換された仮想論理アドレスは、その欠陥セクタの次の論理アドレスを示している。そこで、媒体欠陥テーブル100上に最初に現れる論理アドレスより大きい仮想論理アドレスを1度サーチするだけで、その論理アドレスまでの欠陥セクタの数を、媒体欠陥テーブル100のオフセット値の形で得ることが可能となる。よって、論理アドレスまでの欠陥セクタの数がもとまり、論理アドレスから物理アドレスへの変換が高速にできる。

【0016】次に、図1、2、3および図4のフローチ

ヤートを参照して、本実施形態の全体の動作について詳細に説明する。まず、入力部1で得られた論理アドレスは、検索部21に入力される。媒体欠陥リスト100は、欠陥セクタの物理セクタが登録されており、昇順に並んでいる。媒体欠陥リスト100の最後には、媒体欠陥リストの最後を示す物理アドレスが登録されており、他に登録されている欠陥セクタの物理アドレスより十分大きな、固有の物理アドレスで登録する。この例では、物理アドレス“999”で登録してある。

【0017】検索部11は、媒体欠陥リスト記憶部3の媒体欠陥リスト100に、論理アドレスでバイナリサーチを行うため、最初に比較すべき領域を、媒体欠陥リスト100の全体とする(図4ステップ21)。次に、検索部11は、比較すべき領域の大きさが1でないかを確認する。1であれば、ステップ28に進み、1でないならばステップ23に進む(ステップ22)。検索部11は、比較すべき領域の、半分のオフセット値の計算を行う(ステップ23)。検索部11は、ステップ23で計算した、半分のオフセット値で指定する仮想論理アドレスを求めるため、媒体欠陥リスト変換部12に、そのオフセット値を渡す。媒体欠陥リスト変換部12は、与えられたオフセット値で指定される、媒体欠陥リスト100の物理アドレスを得て、そのオフセット値を減算することにより、仮想論理アドレスを求め、検索部11に値を渡す(ステップ24)。検索部11は、入力部1からの論理アドレスと、媒体欠陥リスト変換部22で得られた仮想論理アドレスの比較をおこない、論理アドレスが仮想論理アドレス以上であれば、ステップ26に進み、論理アドレスが仮想論理アドレスより小さければ、ステップ27に進む(ステップ25)。論理アドレスが仮想論理アドレス以上の時、検索部11は、今回比較した領域の、現在のオフセット値より大きい範囲を、新たに、比較すべき領域として設定し、ステップ22に戻る(ステップ26)。論理アドレスが仮想論理アドレスより小さければ、検索部11は、今回比較した領域の、現在のオフセット値以下の範囲を、新たに、比較すべき領域として設定し、ステップ22に戻る(ステップ27)。検索部11はステップ22からステップ27を、ステップ22の条件を満たすまで繰り返し行い、ステップ22の条件を満たしたときに、このループから抜けだし、ステップ28に進む。検索部11は、ステップ22の条件を満たし、ループから抜け出した時点のオフセット値を、入力部1で得られた論理アドレスに加算し、物理アドレスとする(ステップ28)。最後に、媒体アクセス部13は、検索部11で得られた物理アドレスに従い、媒体4へのアクセスを行う。

【0018】次に、図1、図2、図3、図4を用いて具体例を説明する。

【0019】図3の媒体4のフォーマットは、媒体欠陥リスト100の欠陥セクタの物理アドレスを反映したもの

のになっており、欠陥セクタ位置の物理セクタには、論理アドレスを割り当てず、その欠陥セクタの後に正常な物理アドレスを割り当てる。例えば、論理アドレス“3”は、通常、論理アドレス“2”的物理アドレスの後に割り当たられるが、次のセクタの物理アドレスは“4”であり、媒体欠陥リスト100に登録されているために、割り当たらない。また、その次の物理アドレス“5”も登録されているので、割り当たらず、最終的に、物理セクタ“6”を論理セクタ“3”に割り当てる。

【0020】実際に、図1の入力部1に論理アドレス“3”がホストより指定されたとすると、入力部1は論理アドレス“3”を検索部11に渡す。検索部11は、図4のステップ21で、媒体欠陥リスト記憶部3にある、図2の、媒体欠陥リスト100の、全領域を最初に比較すべき領域として設定する。ステップ22では、比較すべき領域の大きさが1であるか判定する。この場合、比較すべき領域の大きさは6あるから、次のステップ23に進む。

【0021】ステップ23では、バイナリサーチを行うため、比較すべき領域の半分のオフセット値を算出する。この場合の比較すべき領域の大きさは“6”であるから、オフセット値は、その半分の“3”となる。ステップ24では、先に計算したオフセット値を媒体欠陥リスト変換部12に渡す。媒体欠陥リスト変換部12は、与えられたオフセット値“3”で決定される、媒体欠陥リスト100の物理アドレス“8”を得る。その後、この物理アドレス“8”からオフセット値“3”的減算をおこない、仮想論理アドレス“5”を得る。検索部11はステップ24で、媒体欠陥リスト変換部12により得られた、仮想論理アドレス“5”と、論理アドレス“3”的比較をおこなう。この場合、論理アドレスは仮想論理アドレスより小さいので、ステップ27に進む。ステップ27では、現在のオフセット値“3”以下の領域を、新たに比較すべき領域とする。この場合、オフセット値“0”から“3”までが対象となる。領域の再設定を行った後は、ステップ22に戻る。ステップ22では、再設定した領域の大きさが“4”なのでステップ23に進む。ステップ23で、領域の半分のオフセット値“2”が求まり、ステップ24で、同様にして、仮想論理アドレス“3”が求まり、ステップ25で、論理アドレス“3”との比較が行われる。この場合、論理アドレス“3”は仮想論理アドレス“3”以上なので、ステップ26に進む。ステップ26では、現在のオフセット値“3”より大きい領域に再び設定を行う。この場合はオフセット値“3”的みが対象となる。再び、ステップ22で領域の大きさの判定をおこなう。この場合は、領域の大きさが1であるため、ステップ28に進む。ステップ28では、オフセット値“3”に論理アドレス“3”を加算し、物理アドレス“6”を得る。検索部11は得

られた物理アドレス“6”を、媒体アクセス部23に渡し、媒体アクセス部13は、媒体4の物理アドレス“6”的セクタにアクセスを行う。

【0022】次に、本発明の他の実施形態について図面を参照して詳細に説明する。

- 【0023】図1、図2、図3および図5を使って説明すると、まず、入力部1で得られた論理アドレスは検索部11に渡される。検索部11は、媒体欠陥リスト記憶部3の媒体欠陥リスト100に、前述の論理アドレスで順次サーチを行うためのオフセット値を、媒体欠陥リスト100の先頭に設定する(図5ステップ31)。検索部11は、前述のオフセット値が、媒体欠陥リスト100の最後を示していないか判断する。判断した結果、最後なら、ステップ36に処理を進め、最後でないなら、ステップ33に処理を進める(ステップ32)。検索部11は、オフセット値を媒体欠陥リスト変換部12に渡し、媒体欠陥リスト変換部12は、オフセット値で指定される、媒体欠陥リスト100の物理アドレスを得る。その得られた物理アドレスからオフセットを減算し、仮想論理アドレスを算出し、検索部11に返す(ステップ33)。検索部11は、入力部1からの論理アドレスと、媒体欠陥リスト変換部22で得られた仮想論理アドレスとの比較をおこない、論理アドレスが仮想論理アドレス以上であれば、ステップ35に進み、論理アドレスが仮想論理アドレスより小さければ、ステップ36に進む(ステップ34)。検索部11は、オフセット値を1インクリメントし、ステップ32に戻る(ステップ35)。検索部11は、ステップ32の条件を満たすか、ステップ34の条件を満たさなくなった時に、ループから抜け出し、その時のオフセット値を、入力部1で得られた論理アドレスに加算し、物理アドレスとする(ステップ36)。最後に、媒体アクセス部13は、検索部11で得られた、物理アドレスに従い、媒体4へのアクセスを行う。

【0024】次に、図1、図2、図3、図5を用いて、具体例を説明する。

- 【0025】図2の媒体欠陥リスト100は、欠陥セクタの物理アドレスが登録されており、昇順に並んでいる。媒体欠陥リスト100の最後は、媒体欠陥リスト100の最後を示す物理アドレスが登録されており、登録されている他の欠陥セクタの物理アドレスより十分大きな、固有の物理アドレスで登録する。この例では、物理アドレス“999”で登録している。

- 【0026】図3の媒体4のフォーマットは、媒体欠陥リスト100の欠陥セクタの物理アドレスを反映したものになっており、欠陥セクタには論理アドレスを割り当てない。例えば、論理アドレス“3”は、通常、論理アドレス“2”的次に割り当てるが、次のセクタの物理アドレスは“4”で、媒体欠陥リスト100に登録されているために、割り当たらない。また、その次の物理ア

ドレス“5”も登録されているので、割り当てられず、最終的に、物理セクタ“6”を論理セクタ“3”に割り当てる。

【0027】実際に、図1の入力部1に論理アドレス“3”がホストより指定されたとすると、入力部1は論理アドレス“3”を検索部11に渡す。検索部11は、図5のステップ31で、媒体欠陥リスト記憶部3にある、図2の、媒体欠陥リスト100の、先頭をオフセット値に設定する、この場合は“0”が設定される。ステップ32では、オフセット値で指定される、媒体欠陥リスト100の物理アドレスが、媒体欠陥リストの最後を示す“999”であるか判断する。この場合はオフセット値が“0”で、物理アドレスは“1”であるので、最後でないと判断し、ステップ33に進む。ステップ33では、オフセット値を媒体欠陥リスト変換部22に渡す。媒体欠陥リスト変換部12は、与えられたオフセット値“0”で指定する、媒体欠陥リスト100の物理アドレス“1”を得る。その後、この物理アドレス“1”からオフセット値“0”的減算をおこない、仮想論理アドレス“1”を得る。検索部11はステップ34で、媒体欠陥リスト変換部12により得られた、仮想論理アドレス“1”と、論理アドレス“3”的比較をおこなう。この場合、論理アドレスは仮想論理アドレス以上なので、ステップ35に進み、ステップ35で現在のオフセット値“0”に1を加算し、ステップ32に戻る。ステップ32では、まだ、媒体欠陥リスト100の終わりではないので、ステップ33に進む。ステップ33で、前述と同様に、仮想論理アドレス“3”を求める。ステップ34では、論理アドレス“3”との比較が行われ、この場合、論理アドレス“3”は仮想論理アドレス“3”以上なので、ステップ35に進み、オフセット値が1加算

される。ステップ32からステップ35を、オフセット値を1加算しながら、何回か繰り返し、オフセット値が“3”になった時、ステップ33で、論理アドレス“3”が、仮想論理アドレス“5”より小さくなり、ループを抜けて、ステップ36に進む。ステップ36では、オフセット値“3”に論理アドレス“3”を加算し、物理アドレス“6”を得る。検索部11は得られた物理アドレス“6”を媒体アクセス部13に渡し、媒体アクセス部13は媒体4の物理アドレス“6”的セクタにアクセスを行う。

【0028】

【発明の効果】以上説明したように本発明は、論理アドレスから物理アドレスへ変換するときの、媒体欠陥リストのサーチ回数を1回に押さえ、高速化できる。

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明の一実施形態の磁気ディスク装置の構成図である。

【図2】媒体欠陥リスト100の内容を示す図である。

【図3】媒体4のフォーマット図である。

20 【図4】アドレス変換の第1の方法を示すフローチャートである。

【図5】アドレス変換の第2の方法を示すフローチャートである。

【符号の説明】

1 入力部

11 検索部

12 媒体欠陥リスト変換部

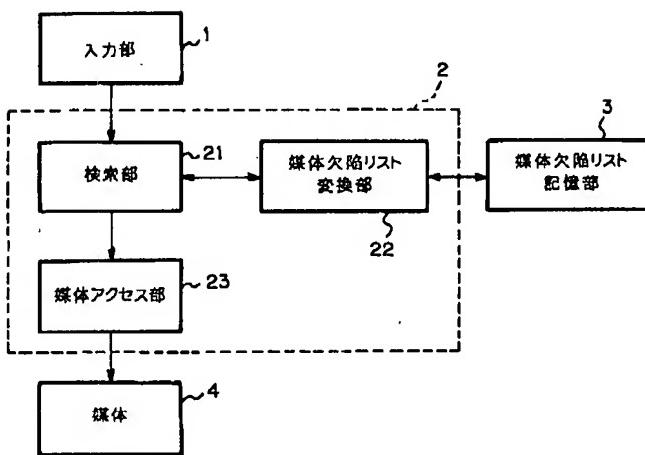
13 媒体アクセス部

3 媒体欠陥リスト記憶部

4 媒体

21~28, 31~36 ステップ

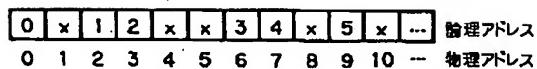
【図1】



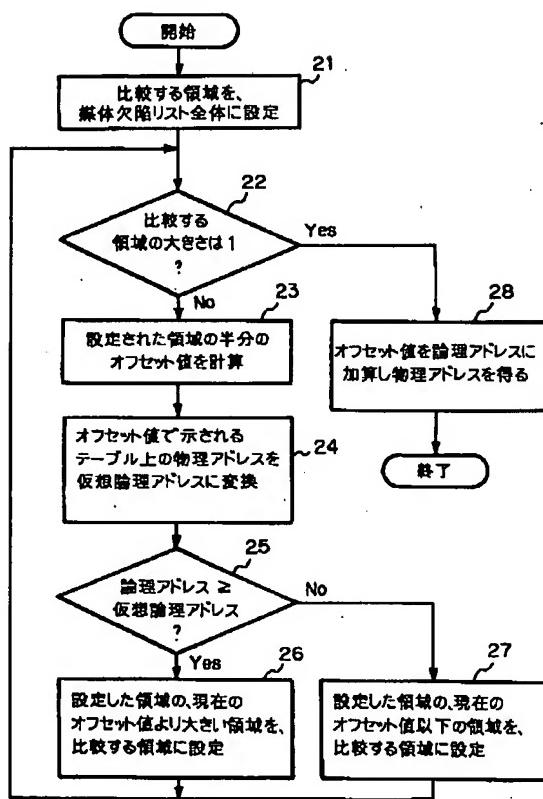
【図2】

	媒体欠陥リスト	100
オフセット値	物理アドレス	仮想論理アドレス
0	1	
1	4	
2	5	
3	8	
4	10	
5	999	

【図3】



【図4】



【図5】

